

(19) RÉPUBLIQUE FRANÇAISE
INSTITUT NATIONAL
DE LA PROPRIÉTÉ INDUSTRIELLE
PARIS

(11) N° de publication :
(à n'utiliser que pour les
commandes de reproduction)

2 675 970

(21) N° d'enregistrement national : 91 05278

(51) Int Cl⁸ : H 03 M 13/12

(12) DEMANDE DE BREVET D'INVENTION

A1

(22) Date de dépôt : 23.04.91.

(30) Priorité :

(43) Date de la mise à disposition du public de la
demande : 30.10.92 Bulletin 92/44.

(56) Liste des documents cités dans le rapport de
recherche : Se reporter à la fin du présent fascicule.

(60) Références à d'autres documents nationaux
apparentés :

(71) Demandeur(s) : FRANCE TELECOM — FR et
TELEDIFFUSION DE FRANCE (S.A.) — FR.

(72) Inventeur(s) : Berrou Claude.

(73) Titulaire(s) :

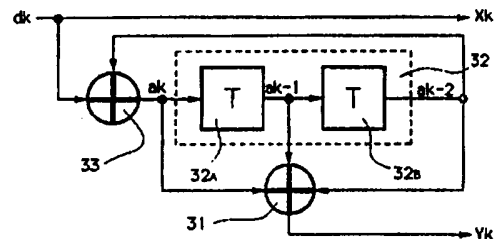
(74) Mandataire : Vidon Patrice Cabinet Patrice Vidon.

(54) Procédé de codage convolutif correcteur d'erreurs pseudo-systématique, procédé de décodage et dispositifs correspondants.

(57) L'invention concerne un procédé de codage convolutif correcteur d'erreurs d'une séquence d'éléments binaires source d , destinés à être transmis notamment dans un canal très bruité avec un rendement supérieur à 1/2, du type mettant en œuvre des moyens (32) de mémorisation provisoire des v dernières valeurs d'une série de valeurs binaires intermédiaires a_i , v étant supérieur ou égal à deux, et associant à chacun desdits éléments binaires source d , deux éléments binaires codés X_k et Y_k , l'un desdits éléments binaires codés X_k ou Y_k étant égal audit élément binaire source d , et le second desdits éléments binaires codés Y_k ou X_k étant déterminé selon une première combinaison mathématique (31) d'un premier ensemble d'au moins deux valeurs binaires systématiquement sélectionnées parmi lesdites valeurs binaires intermédiaires a_i , ..., a_v , stockées dans lesdits moyens (32) de mémorisation provisoire, chaque valeur binaire intermédiaire a_i étant déterminée selon une seconde combinaison mathématique (33) dudit élément binaire source d , et d'un second ensemble d'au moins une valeur binaire systématiquement sélectionnée parmi les valeurs intermédiaires précédentes a_{i-1} , ..., a_1 .

Ce code peut être avantageusement ponctionné. Il permet dans ce cas d'obtenir de meilleures performances que les codes classiques, lorsque le rapport signal à bruit est

de l'ordre de 2 à 3 dB.



FR 2 675 970 - A1



Procédé de codage convolutif correcteur d'erreurs pseudo-systématique, procédé de décodage et dispositifs correspondants.

Le domaine de l'invention est celui du codage de données numériques appartenant à une séquence de données source destinée à être transmise, ou
5 diffusée, notamment en présence de bruit.

Plus précisément, l'invention concerne un nouveau procédé de codage convolutif correcteur d'erreurs, dont les performances sont supérieures à celles des codes classiques, en particulier lorsque le rapport signal à bruit à l'entrée du
10 décodeur est faible et que le rendement du code est proche de 1.

Le procédé de l'invention s'applique avantageusement dans tous les cas où le canal de transmission est très bruité.

On connaît déjà de nombreux types de codage convolutif, et notamment les codes systématiques, ou codes séparables. Un exemple de codeur convolutif systématique connu est présenté en figure 1. Ces codes sont dits systématiques car
15 ils assurent la transmission de la donnée d'origine non codée, accompagnée d'une redondance permettant de détecter et corriger les erreurs, à la réception.

Ainsi, en figure 1, le codeur systématique transmet la donnée source d_k , et lui associe une redondance R_k , calculée en fonction d'un certain nombre des données source précédentes d_k, \dots, d_{k-v} . Ces données précédentes sont mémorisées
20 dans un registre à décalage 11 comprenant v cellules $11_A, 11_B$, et sont combinées par un OU exclusif 12 pour produire la redondance R_k .

De façon connue, ces codes systématiques ne sont pas efficaces, et ne sont pas utilisés. On préfère en effet faire appel à des codeurs convolutifs tels que celui représenté en figure 2, qui associe à chaque donnée source d_k deux valeurs
25 distinctes X_k et Y_k , obtenues par les sommes modulo 2 (OU exclusif) 21 et 22 de cette donnée source d_k avec l'une au moins des données source précédentes d_{k-1}, d_{k-2}, \dots mémorisées dans les cellules $23_A, 23_B$ d'un registre à décalage 23.

L'invention a notamment pour objectif de fournir un procédé de codage encore plus efficace que ces codes de types connus à complexité équivalente.

30 Plus précisément, un objectif de l'invention est de fournir un nouveau

procédé de codage convolutif très performant, en terme de taux d'erreurs, en présence d'un bruit de transmission élevé, en particulier pour des rendements proches de 1. Le procédé de codage selon l'invention permet ainsi d'assurer des transmissions avec de très bons résultats, même lorsque le rapport signal à bruit est de l'ordre de 2 à 3 dB.

L'invention a également pour objectif de fournir un tel procédé de codage, présentant une grande efficacité de correction des erreurs de transmission, à un débit de transmission aussi élevé que celui permis par les codes classiques.

De façon complémentaire, un autre objectif de l'invention est de fournir un tel procédé de codage permettant, à performances égales par rapport aux procédés connus, de réduire la puissance mise en oeuvre à l'émission, par exemple de 20 à 40 %.

Un autre objectif de l'invention est de fournir un tel procédé de codage ne nécessitant pas de calculs complexes, ni au codage, ni au décodage, et en particulier un procédé très proche, en terme de complexité, de ceux connus.

L'invention a également pour objectif de fournir un tel procédé de codage, aisément implantable industriellement, tant dans des codeurs que dans des décodeurs. Notamment, un objectif de l'invention est de fournir un tel procédé, qui puisse être mis en oeuvre dans un circuit intégré, à faible coût.

L'invention a bien sûr pour autre objectif de fournir un procédé de décodage correspondant, ainsi que des dispositifs mettant en oeuvre ces procédés de codage et de décodage.

Ces objectifs, ainsi que d'autres qui apparaîtront par la suite, sont atteints selon l'invention à l'aide d'un procédé de codage convolutif correcteur d'erreurs d'une séquence d'éléments binaires source d_k , du type mettant en oeuvre des moyens de mémorisation provisoire des v dernières valeurs d'une série de valeurs binaires intermédiaires (a_k) , v étant supérieur ou égal à deux, et associant à chacun desdits éléments binaires source d_k deux éléments binaires codés X_k et Y_k , l'un desdits éléments binaires codés X_k ou Y_k étant égal audit élément binaire source d_k et, le second desdits éléments binaires codés Y_k ou X_k étant déterminé selon

une première combinaison mathématique d'un premier ensemble d'au moins deux valeurs binaires systématiquement sélectionnées parmi lesdites valeurs binaires intermédiaires a_k, \dots, a_{k-v} stockées dans lesdits moyens de mémorisation provisoire, chaque valeur binaire intermédiaire a_k étant déterminée selon une seconde
5 combinaison mathématique dudit élément binaire source d_k et d'un second ensemble d'au moins une valeur binaire systématiquement sélectionnée parmi les valeurs intermédiaires précédentes a_{k-1}, \dots, a_{k-v} .

Ce procédé de codage assure donc la transmission systématique de la valeur source d_k , sans transformation. On le désignera donc par la suite par le
10 terme "code pseudo-systématique", afin de rappeler son caractère systématique, tout en le distinguant des codes systématiques connus.

La caractéristique essentielle du procédé de codage de l'invention est de tenir compte d'une série de valeurs intermédiaires (a_k), obtenues par une sorte de contre-réaction sur les valeurs source d_k . Au contraire, tous les procédés de codage convolutif connus prennent en compte directement la série des valeurs source
15 précédentes.

De façon avantageuse, ladite première combinaison mathématique et/ou ladite seconde combinaison mathématique sont des opérations de somme modulo
2.

En effet, ce type d'opérations est particulièrement simple à mettre en
20 oeuvre, et se décode directement par la réalisation d'une seconde somme modulo 2.

Dans un mode de réalisation préférentiel de l'invention, le codage comprend une étape de poinçonnage, un desdits éléments binaires codés X_k ou Y_k étant sélectivement non-transmis, lors d'instantanés de transmission sélectivement
25 choisis.

Avantageusement, le procédé de l'invention comprend au moins deux chaînes de codage distinctes et sélectivement activables, ledit premier ensemble et/ou ledit second ensemble de valeurs binaires systématiquement sélectionnées
30 étant distincts pour chacune desdites chaînes de codage.

Lorsqu'un poinçonnage est réalisé, il est ainsi particulièrement avantageux que le procédé comprenne au moins une chaîne de codage selon laquelle ledit élément binaire codé X_k est égal audit éléments binaires source d_k , et au moins une chaîne de codage selon laquelle ledit élément binaire codé Y_k est égal audit
 5 élément binaire source d_k . Lorsqu'un seul desdits éléments binaires codés X_k ou Y_k est transmis, la chaîne de codage activée est une chaîne de codage selon laquelle l'élément binaire codé transmis X_k ou Y_k est égal audit élément binaire source d_k .

En effet, il est nécessaire de faire en sorte que la donnée source d_k soit toujours transmise, pour obtenir un taux d'erreur minimal du code pseudo-systématique de l'invention.
 10

De façon préférentielle, ledit premier ensemble de valeurs binaires systématiquement sélectionnées parmi lesdites valeurs intermédiaires pour ladite première combinaison mathématique comprend au moins la première valeur a_k et la dernière valeur a_{k-v} de ladite série de valeurs binaires intermédiaires (a_k).

De même, il est avantageux que ledit second ensemble de valeurs binaires systématiquement sélectionnées parmi lesdites valeurs intermédiaires pour ladite seconde combinaison mathématique comprend au moins la dernière valeur a_{k-v} de ladite série de valeurs binaires intermédiaires (a_k).
 15

L'invention concerne également un procédé de décodage de données codées tel que décrit ci-dessous. De façon avantageuse, ce procédé de décodage comprend les étapes suivantes :
 20

- estimation desdites valeurs binaires intermédiaires a_k , à partir des éléments binaires codés reçus X'_k et/ou Y'_k , selon un algorithme de décision à maximum de vraisemblance ;

- mémorisation d'une série desdites valeurs binaires intermédiaires a_k, \dots, a_{k-v} ;
 25

- détermination des éléments binaires source d_k , selon une combinaison mathématique inverse de ladite seconde combinaison mathématique, à partir desdites valeurs binaires intermédiaires a_k, \dots, a_{k-v} .

Dans un mode de réalisation particulier de l'invention, ledit algorithme de
 30

décision à maximum de vraisemblance comprend une étape de décision selon un algorithme du type de l'algorithme de Viterbi.

5 Par ailleurs, l'invention concerne aussi un dispositif de codage selon le procédé décrit, comprenant un registre à décalage à v cellules, pour la mémorisation provisoire desdites v dernières valeurs de la série des valeurs binaires intermédiaires (a_k) , et des moyens de sommation modulo 2, pour le calcul desdites première et seconde combinaisons mathématiques, ainsi qu'un dispositif de décodage, comprenant des moyens de décodage selon un algorithme de décision à maximum de vraisemblance, un registre à décalage à v cellules, pour la mémorisation
10 tion provisoire desdites v dernières valeurs de la série des valeurs binaires intermédiaires (a_k) , et des moyens de sommation modulo 2, pour le calcul de ladite combinaison mathématique inverse.

D'autres caractéristiques et avantages de l'invention apparaîtront à la lecture de la description suivante d'un mode de réalisation préférentiel de l'invention, donné à titre illustratif et non limitatif, et des dessins annexés dans
15 lesquels :

- les figures 1 et 2 sont les schémas synoptiques de chaînes de codage de types connus, déjà décrites en préambule ;
- les figures 3 et 4 présentent deux exemples de chaînes de codage "pseudo-systématique" selon l'invention, ayant une longueur de contrainte $v = 2$ et un
20 rendement $R = 1/2$, et les figures 5 et 6 les chaînes de décodage correspondantes;
- la figure 7 donne un exemple de masque de poinçonnage, ayant un rendement de $7/8$, qui peut être utilisé après le codage selon les chaînes de codage des figures 3 et 4 ;
- la figure 8 présente une comparaison des résultats obtenus avec un
25 codeur classique, du type de celui décrit en figure 2, et avec un codeur selon l'invention, tel que ceux des figures 3 et 4, après application du masque de poinçonnage de la figure 7.

Dans les différents exemples décrits en relation avec les figures, on
30 présente des codeurs convolutifs de longueur de contrainte $v = 2$. Cette longueur

de contrainte représente le nombre d'éléments mémoire, et par exemple de bascules, utilisés dans le registre à décalage qui permet de mémoriser une série de valeurs prises en compte pour le codage.

5 Il est clair que la valeur $v = 2$ n'est prise qu'à titre d'exemple, et qu'elle peut être plus élevée. On sait en effet que plus v est grand, meilleures sont les performances du code, les décodeurs voyant en contre-partie leur complexité augmenter. Pour des transmissions particulières, telles que les liaisons spatiales, on peut par exemple choisir une longueur de contrainte $v = 6$.

10 Par ailleurs, bien que le mode de réalisation préférentiel décrit concerne le codage d'éléments source binaires, il est à noter que le procédé de l'invention peut être aisément généralisé au codage de tout type d'éléments source numériques, ou n -uplets, n étant supérieur ou égal à deux.

15 Ainsi qu'on le constate en figure 2, déjà commentée, les codeurs convolutifs classiques calculent, pour chaque valeur source d_k , deux données codées X_k et Y_k , à l'aide d'une combinaison 21, 22 de la valeur source d_k avec au moins une des valeurs sources d_{k-1} , d_{k-2} mémorisées dans les cellules 23_A et 23_B du registre à décalage 23.

20 On sait que ce type de codage s'avère beaucoup plus efficace que le codage systématique de la figure 1, selon lequel la donnée source d_k est systématiquement transmise, conjointement à une donnée R_k calculée de façon similaire à X_k ou Y_k .

Toutefois, contrairement aux idées reçues, l'inventeur de la présente invention a montré qu'il était très intéressant de transmettre systématiquement la donnée source d_k à partir du moment où la donnée conjointe était calculée d'une façon nouvelle.

25 En effet, on constate que, de façon surprenante, le taux d'erreurs de transmission est très fortement abaissé lorsque la donnée conjointe n'est pas calculée directement sur une série des données sources précédentes d_{k-1} , d_{k-2} , ..., mais sur une série de données intermédiaires a_k , obtenues à partir de ces données source.

30 En d'autres termes, ainsi qu'on peut le constater en figure 3, un codeur

selon l'invention associe à chaque donnée source d_k deux valeurs codées X_k et Y_k .

La donnée X_k est systématiquement prise égale à la valeur source d_k .

La donnée Y_k est calculée, de façon classique, à l'aide d'une combinaison 31 d'au moins deux éléments binaires contenus dans un registre à décalage 32. En revanche, ce registre 32 ne contient pas, dans ces cellules 32_A et 32_B, les valeurs source précédentes d_{k-1} , d_{k-2} , mais des valeurs intermédiaires distinctes a_{k-1} , a_{k-2} .

La caractéristique essentielle de l'invention est en effet de déterminer la valeur codée de Y_k à partir de valeurs particulières a_k obtenues par une combinaison mathématique, et par exemple un OU exclusif 33, de la donnée source d_k avec l'une au moins des valeurs intermédiaires précédentes a_{k-2} .

Cela revient, en quelque sorte, à effectuer une contre-réaction sur les valeurs sources d_k . Il apparaît que cette contre-réaction permet d'obtenir des performances supérieures à celles des codeurs classiques, tout en ne nécessitant que l'ajout d'un OU exclusif 33 à ces codeurs.

Il semble que ce gain puisse notamment être attribué au fait que les emplacements des erreurs de transmission dans une séquence de données reçues ne sont que rarement complètement décorrélés. L'application d'une combinaison par OU exclusif sur ces données peut alors entraîner l'annulation de certaines de ces erreurs.

La figure 5 est le schéma synoptique d'un décodeur correspondant au codeur de la figure 3. Les données reçues X'_k et Y'_k par ce décodeur sont en général perturbées par le bruit de transmission. On a donc :

$$X'_k = X_k + \text{bruit}$$

$$Y'_k = Y_k + \text{bruit}$$

Le décodage du code transmis par le codeur de la figure 3 s'effectue en deux étapes. Dans un premier temps, un module 51 de décision fournit les valeurs estimées a_k , à partir des données reçues X'_k et Y'_k , selon un algorithme de décodage classique d'un code convolutif, tel que par exemple l'algorithme de Viterbi.

Dans un second temps, les données source d_k sont recalculées à partir des

valeurs a_k estimées par le module 51 de décision. Les valeurs a_k étant mémorisées dans un registre à décalage 52 à deux cellules 52_A et 52_B , comme lors du codage, la valeur d_k est obtenue par une opération 53 de somme modulo 2 sur les valeurs du registre, aux mêmes lieux et places que ceux qui ont servi à calculer X_k dans le codeur.

On constate donc qu'un décodeur selon l'invention ne nécessite que l'ajout d'un registre à décalage et de moyens de sommation modulo 2, par rapport aux décodeurs classiques. Il peut donc aisément être implanté industriellement, notamment sur circuit intégré, sans surcoût par rapport aux décodeurs connus. En revanche, l'invention permet de réduire le coût des codeurs, en permettant de réduire la puissance d'émission, puisque son efficacité est supérieure ainsi qu'on le verra par la suite.

La figure 4 présente un autre type de codeur selon l'invention, dans lequel la donnée Y_k est égale à la donnée source d_k , et la donnée codée X_k est calculée de façon similaire à la donnée Y_k de la figure 3.

Toutefois, dans ce second cas, la donnée a_k tient compte des valeurs d_k , a_{k-1} et a_{k-2} , mémorisées dans les cellules 42_A et 42_B d'un registre à décalage 42, combinées par le OU exclusif 41, et non plus seulement des valeurs d_k et a_{k-2} .

De même, Y_k est obtenue en ne tenant compte que des valeurs a_k et a_{k-2} , additionnées par le OU exclusif 43, et non plus des trois valeurs a_k , a_{k-1} et a_{k-2} .

Plus généralement, toute autre combinaison de valeurs intermédiaires peut être utilisée, tant pour le calcul des valeurs a_k que des valeurs X_k , notamment pour des codeurs à longueur de contrainte v supérieure à 2.

Préférentiellement, on choisit ces combinaisons de façon que a_k tienne compte au moins de a_{k-v} , c'est-à-dire de la valeur intermédiaire la plus ancienne, et que X_k (ou Y_k) tienne compte d'au moins a_k et a_{k-v} .

La figure 6 présente le décodeur correspondant au codeur de la figure 4. Son fonctionnement est clairement similaire à celui décrit en relation avec la figure 5. Seule diffère l'opération de combinaison 61, qui tient compte des trois valeurs a_k , a_{k-1} et a_{k-2} , de façon symétrique au codage réalisé par le codeur de la figure 4.

Dans les exemples décrits, les opérations de combinaison sont des sommes modulo 2. Il est clair, cependant, que d'autres types de combinaisons mathématiques peuvent être utilisées, notamment pour des longueurs de contrainte supérieures à 2, à partir du moment où celles-ci sont réversibles, afin de permettre le décodage.

Il peut être bien sûr prévu d'utiliser, dans un même codeur, plusieurs chaînes de codage distinctes. La sélection d'une chaîne de codage peut par exemple se faire en fonction du type de données source à transmettre, ou du taux d'erreur mesuré pour chaque chaîne, dans des conditions particulières. Dans la pratique, il est clair que l'existence de plusieurs chaînes de codage n'entraîne pas la duplication du registre à décalage 32, 42 et des moyens de sommation 31, 33, 41, 43. En effet, seules les entrées de ces moyens de sommation doivent varier.

Le principe de codage de l'invention permet par ailleurs le poinçonnage. Il apparaît même qu'il est particulièrement bien adapté aux codes poinçonnés de rendement supérieur à 1/2. Le rendement d'un code est le rapport entre les données à coder et les données émises. Il définit le taux de redondance, et est directement lié à la qualité du code, en termes de correction d'erreurs.

Les codes poinçonnés sont obtenus à partir d'un code non poinçonné par effacement, c'est-à-dire non-transmission périodique des valeurs X_k ou Y_k , suivant un "masque" de poinçonnage approprié. La figure 7 donne, à titre d'exemple, le masque de poinçonnage généralement utilisé pour un rendement de 7/8 et une longueur de contrainte v égale à 2. Selon ce masque, seules les données X_k ou Y_k correspondant à 1 sont transmises. Ainsi, pour une série de données $X_k, X_{k+1}, \dots, X_{k+6}$ et $Y_k, Y_{k+1}, \dots, Y_{k+6}$ déterminée, seules seront transmises les données

$$\begin{array}{cccccc} X_k & & X_{k+2} & X_{k+3} & X_{k+4} & X_{k+5} & X_{k+6} \\ Y_k & Y_{k+1} & & & & & \end{array}$$

Pour tirer du principe de codage de l'invention les meilleures performances, il est nécessaire de faire en sorte que la donnée source d_k soit toujours transmise. Cela impose donc d'utiliser au moins deux codeurs distincts, lorsque l'on réalise un poinçonnage, l'un assurant la transmission $X_k = d_k$, et l'autre $Y_k = d_k$,

tels que par exemple les codeurs des figures 3 et 4.

En d'autres termes, il faut coder les données à transmettre en commutant, suivant l'ordre donné par le masque de poinçonnage, entre le codeur correspondant à $X_k = d_k$ (figure 3) et le codeur correspondant à $Y_k = d_k$ (figure 4). La même
5 commutation doit évidemment être effectuée sur les deux décodeurs correspondant à l'émission de $X_k = d_k$ (figure 5) ou de $Y_k = d_k$ (figure 6).

Bien sûr, pour que cette commutation soit efficace, il faut que les deux codeurs soient distincts, c'est-à-dire que la valeur intermédiaire a_k et/ou la donnée codée X_k ou Y_k soient obtenues par des combinaisons différentes.

La figure 8 présente le résultat comparé de simulations effectuées d'une
10 part (courbe 81) sur le décodage, selon l'algorithme de Viterbi, de données émises de manière classique par un codeur standard tel que représenté en figure 2, avec une longueur de contrainte $v = 2$ et un rendement de $7/8$, et suivant le masque de poinçonnage donné en figure 6, et d'autre part (courbe 82) sur le décodage du code
15 selon l'invention de mêmes longueur de contrainte et rendement, tel que décrit plus haut.

L'abscisse de cette figure 8 représente le rapport signal à bruit E_b/N_0 où:

- E_b est l'énergie reçue par bit utile,
- N_0 est la densité spectrale monolatérale de bruit dans le cas d'un canal

20 gaussien.

L'ordonnée représente le taux d'erreurs en sortie du décodeur, après qu'un décodage en décisions fines sur 3 bits a été effectué.

La courbe 84 fournit le taux d'erreur d'une transmission de données non codées sur un canal à bruit gaussien. A taux d'erreur donné (par exemple 10^{-6}), la
25 différence entre l'abscisse correspondant à cette courbe 84 et celle correspondant à la courbe obtenue avec codage, exprimée en dB, représente le gain de codage.

Cet exemple de résultats met clairement en évidence que le taux d'erreurs en sortie du décodeur du code selon l'invention est borné par le taux d'erreurs sur les données présentées à l'entrée de ce décodeur. Cette borne correspond ici à
30 l'asymptote 83 obtenue par décalage horizontal de la courbe donnant le taux

d'erreurs sans codage d'une valeur égale à $|10 \log_{10}(R)|$, où R représente le rendement du code.

Dans le cas décrit, cette borne est égale à $|10 \log_{10}(7/8)| = 0,58$ dB.

5 En revanche, on constate que pour le codage classique (81), le taux d'erreur s'avère très élevé, dès que le rapport signal à bruit est en deçà de 3 dB.

De nombreuses autres simulations, avec des longueurs de contraintes et/ou des rendements différents de ceux présentés en figure 8 ont permis de constater que dans tous les cas de figures, le procédé de codage selon l'invention présente des performances supérieures aux codeurs convolutifs classiques équivalents (en terme
10 de rendement et de longueur de contrainte) notamment lorsque le signal reçu est très bruité (E_b/N_0 inférieur ou égal à 3 dB).

REVENDEICATIONS

1. Procédé de codage convolutif correcteur d'erreurs d'une séquence d'éléments binaires source d_k ,
 du type mettant en oeuvre des moyens (32 ; 42) de mémorisation provisoire des v
 5 dernières valeurs d'une série de valeurs binaires intermédiaires (a_k) , v étant
 supérieur ou égal à deux, et associant à chacun desdits éléments binaires source d_k
 deux éléments binaires codés X_k et Y_k ,
 caractérisé en ce que l'un desdits éléments binaires codés X_k ou Y_k est égal audit
 élément binaire source d_k ,
 10 et en ce que le second desdits éléments binaires codés Y_k ou X_k est déterminé
 selon une première combinaison mathématique (31 ; 43) d'un premier ensemble
 d'au moins deux valeurs binaires systématiquement sélectionnées parmi lesdites
 valeurs binaires intermédiaires a_k, \dots, a_{k-v} stockées dans lesdits moyens (32 ; 42) de
 mémorisation provisoire,
 15 chaque valeur binaire intermédiaire a_k étant déterminée selon une seconde
 combinaison mathématique (33 ; 41) dudit élément binaire source d_k et d'un second
 ensemble d'au moins une valeur binaire systématiquement sélectionnée parmi les
 valeurs intermédiaires précédentes a_{k-1}, \dots, a_{k-v} .
2. Procédé selon la revendication 1, caractérisé en ce que ladite première
 20 combinaison mathématique (31 ; 43) et/ou ladite seconde combinaison mathématique
 (33 ; 41) sont des opérations de somme modulo 2.
3. Procédé selon l'une quelconque des revendications 1 ou 2 caractérisé en
 ce qu'il comprend une étape de poinçonnage, un desdits éléments binaires codés
 X_k ou Y_k étant sélectivement non-transmis, lors d'instant de transmission
 25 sélectivement choisis.
4. Procédé selon l'une quelconque des revendications 1 à 3 caractérisé en
 ce qu'il comprend au moins deux chaînes de codage distinctes et sélectivement
 activables, ledit premier ensemble et/ou ledit second ensemble de valeurs binaires
 systématiquement sélectionnées étant distincts pour chacune desdites chaînes de
 30 codage.

5. Procédé selon les revendications 3 et 4 caractérisé en ce qu'il comprend au moins une chaîne de codage selon laquelle ledit élément binaire codé X_k est égal audit éléments binaires source d_k , et au moins une chaîne de codage selon laquelle ledit élément binaire codé Y_k est égal audit élément binaire source d_k , et en ce que, lorsqu'un seul desdits éléments binaires codés X_k ou Y_k est transmis, la chaîne de codage activée est une chaîne de codage selon laquelle l'élément binaire codé transmis X_k ou Y_k est égal audit élément binaire source d_k .

6. Procédé selon l'une quelconque des revendications 1 à 5 caractérisé en ce que ledit premier ensemble de valeurs binaires systématiquement sélectionnées parmi lesdites valeurs intermédiaires pour ladite première combinaison mathématique comprend au moins la première valeur a_k et la dernière valeur a_{k-v} de ladite série de valeurs binaires intermédiaires (a_k).

7. Procédé selon l'une quelconque des revendications 1 à 6 caractérisé en ce que ledit second ensemble de valeurs binaires systématiquement sélectionnées parmi lesdites valeurs intermédiaires pour ladite seconde combinaison mathématique comprend au moins la dernière valeur a_{k-v} de ladite série de valeurs binaires intermédiaires (a_k).

8. Procédé de décodage d'une séquence d'éléments binaires reçus X'_k et/ou Y'_k codés selon le procédé de l'une quelconque des revendications 1 à 7, caractérisé en ce qu'il comprend les étapes suivantes :

- estimation (51) desdites valeurs binaires intermédiaires a_k , à partir des éléments binaires codés reçus X'_k et/ou Y'_k selon un algorithme de décision à maximum de vraisemblance ;
- mémorisation (52) d'une série desdites valeurs binaires intermédiaires a_k, \dots, a_{k-v} ;
- détermination des éléments binaires source d_k , selon une combinaison mathématique (53) inverse de ladite seconde combinaison mathématique, à partir desdites valeurs binaires intermédiaires a_k, \dots, a_{k-v} .

9. Procédé selon la revendication 8 caractérisé en ce que ledit algorithme de décision à maximum de vraisemblance comprend une étape de décision selon

un algorithme du type de l'algorithme de Viterbi.

10. Dispositif de codage selon le procédé de l'une quelconque des revendications 2 à 7 caractérisé en ce qu'il comprend un registre à décalage (32 ; 42) à v cellules ($32_A, 32_B$; $42_A, 42_B$), pour la mémorisation provisoire desdites v dernières valeurs de la série des valeurs binaires intermédiaires (a_k), et des moyens (31,33 ; 41,43) de sommation modulo 2, pour le calcul desdites première et seconde combinaisons mathématiques.

11. Dispositif de décodage selon le procédé de l'une quelconque des revendications 8 ou 9 caractérisé en ce qu'il comprend des moyens (51) de décodage selon un algorithme de décision à maximum de vraisemblance, un registre à décalage (52) à v cellules ($52_A, 52_B$), pour la mémorisation provisoire desdites v dernières valeurs de la série des valeurs binaires intermédiaires (a_k), et des moyens (61) de sommation modulo 2, pour le calcul de ladite combinaison mathématique inverse.

1/4

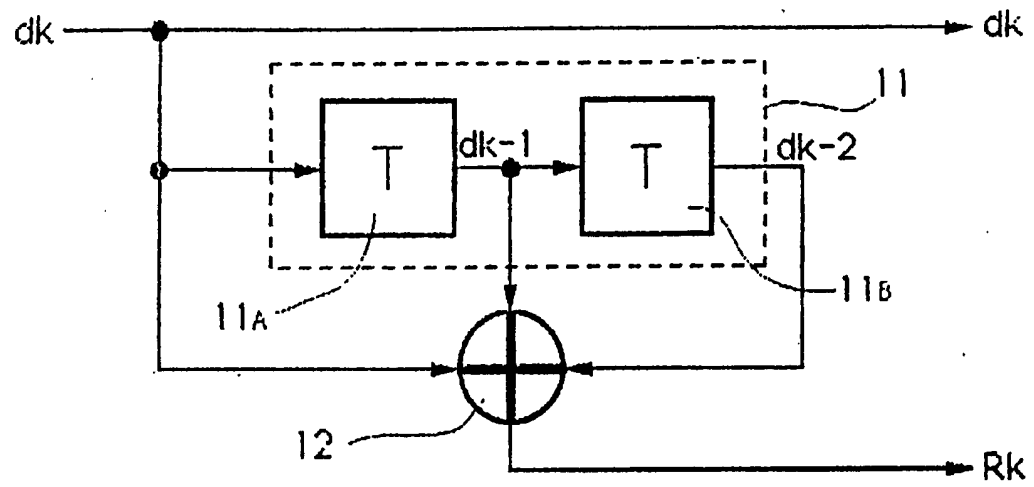


Fig. 1

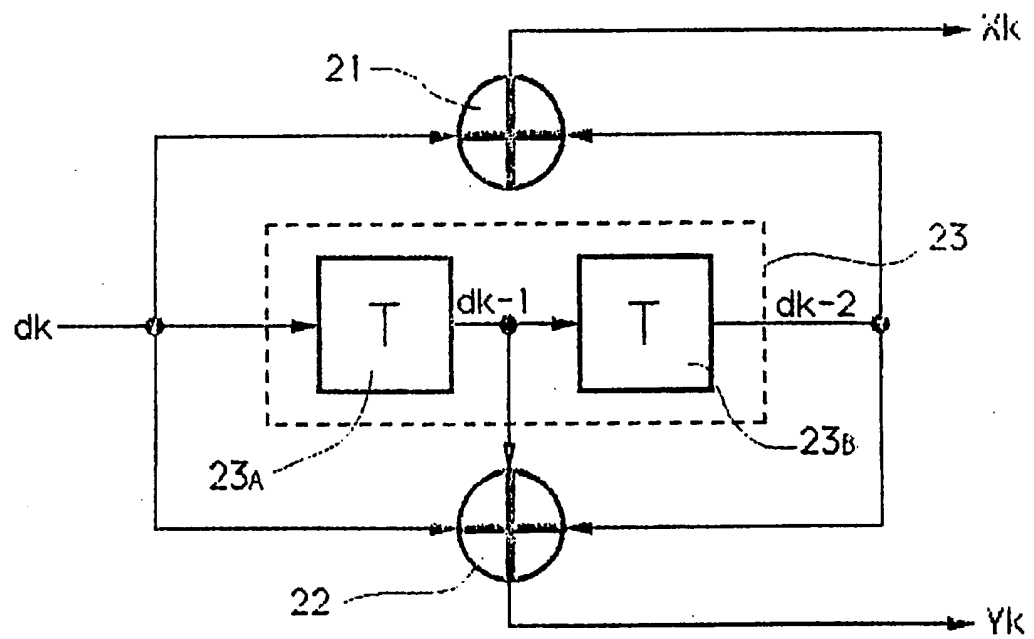
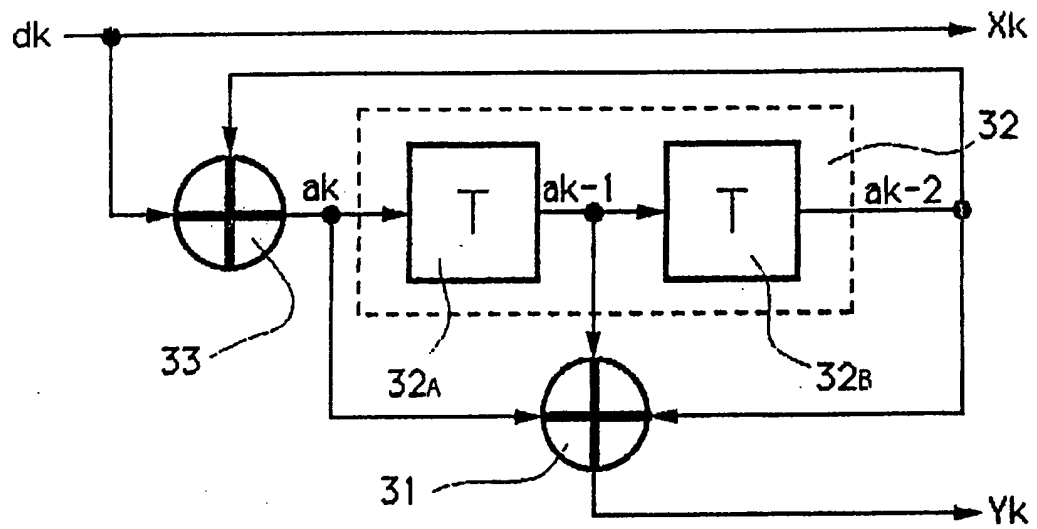
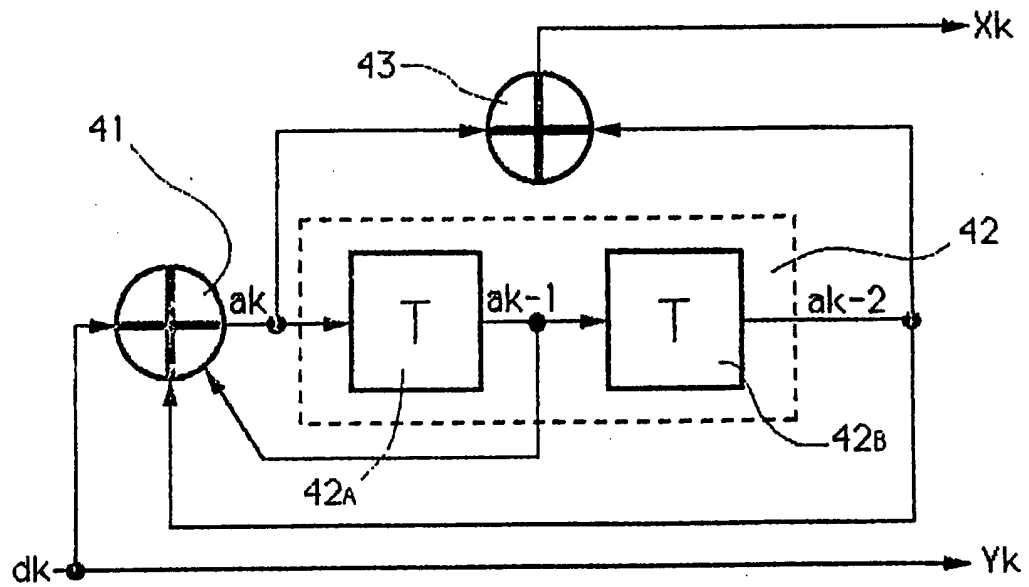


Fig. 2

2/4

Fig. 3Fig. 4

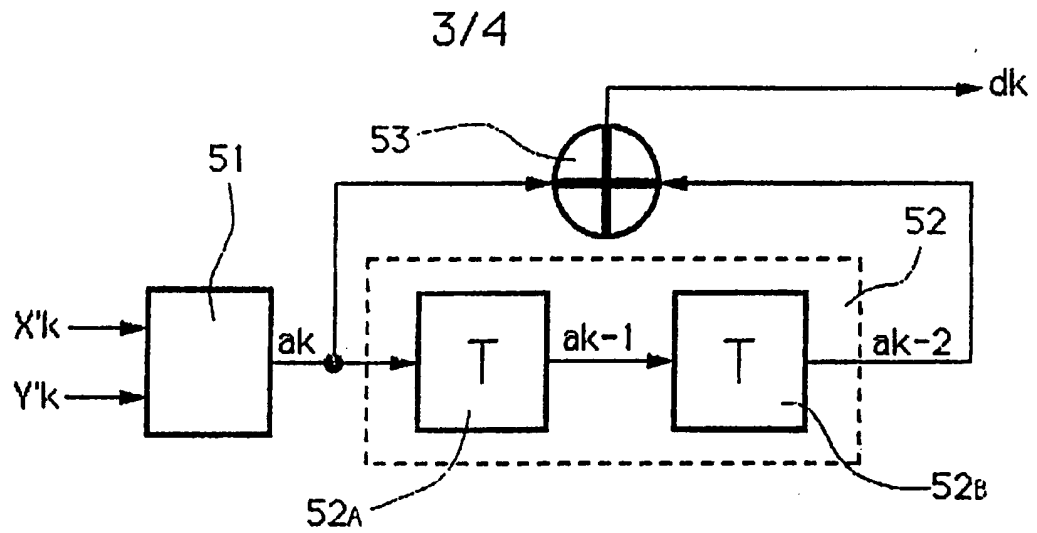


Fig. 5

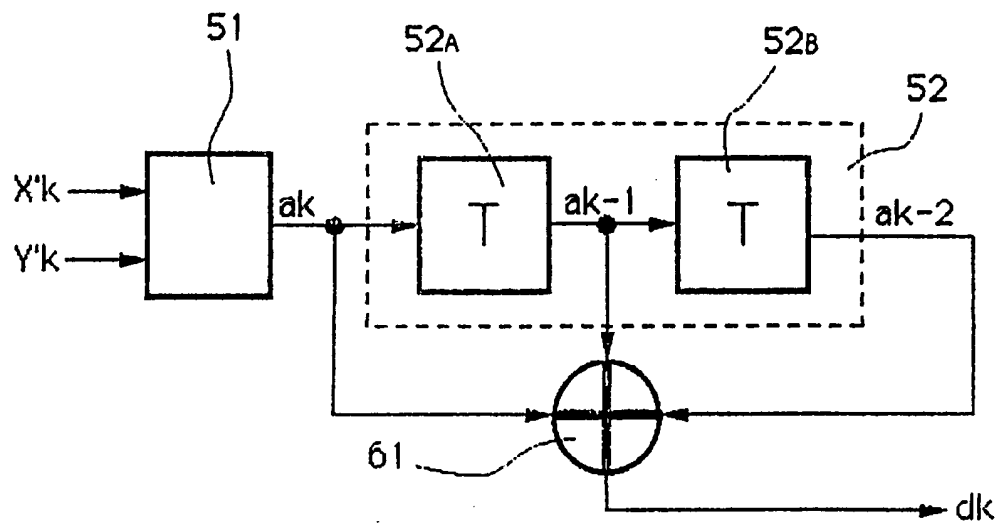
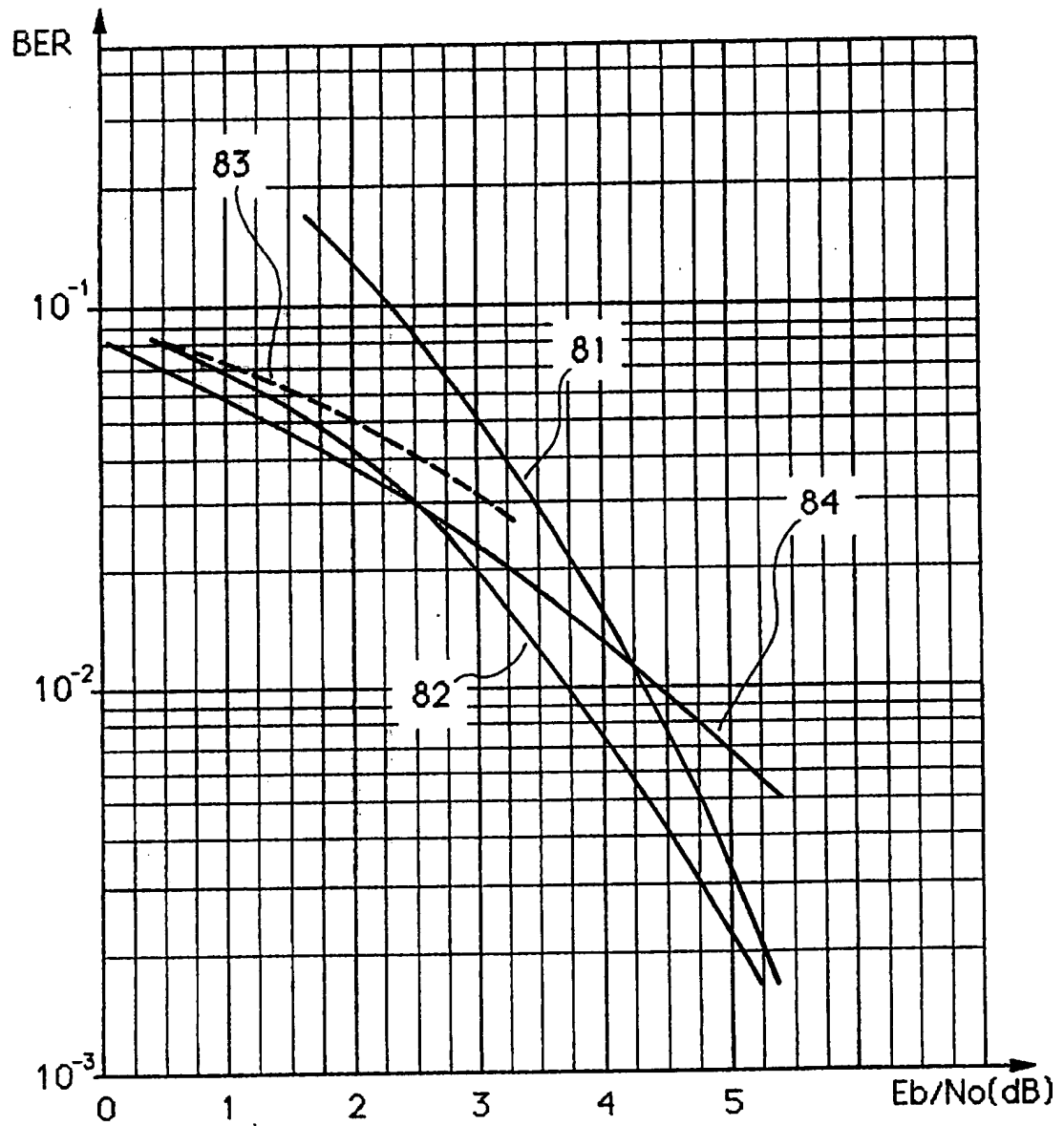


Fig. 6

1	0	1	1	1	1	1
1	1	0	0	0	0	0

Fig. 7

4/4

Fig. 8

REPUBLIQUE FRANÇAISE

2675970

INSTITUT NATIONAL
de la
PROPRIÉTÉ INDUSTRIELLE

RAPPORT DE RECHERCHE
établi sur la base des dernières revendications
déposées avant le commencement de la recherche

N° d'enregistrement
national

FR 9105278
FA 457531

DOCUMENTS CONSIDERES COMME PERTINENTS		Revendications concernées de la demande examinée
Catégorie	Citation du document avec indication, en cas de besoin, des parties pertinentes	
A	IEEE Global Telecommunications Conference & Exhibition vol. 1, 28 novembre 1988, New York pages 131 - 135; M. Ohashi et al.: "Development of a variable rate syndrome sequential decoder based on a stack algorithm" * page 131; figure 1 *	1
A	US-A-3882457 (J. EN) * abrégé; figure 1 * * colonne 2, ligne 18 - colonne 3, ligne 3 *	1
A	FR-A-2166310 (THOMSON-CSF) * page 3, ligne 28 - page 5, ligne 13; figure 1 *	1
A	US-A-4547887 (S. MUI) * abrégé; figure 2 *	1
A	IEEE TRANSACTIONS ON COMMUNICATIONS vol. 37, no. 12, décembre 1989, NEW YORK US pages 1381 - 1385; G. Béglin et al.: "High Rate Punctured Convolutional Codes: Structure Properties and Construction Technique" * page 1381, alinéa II - page 1383, alinéa III *	3
		DOMAINES TECHNIQUES RECHERCHES (Int. Cl.5)
		H03M G06F H04L
Date d'achèvement de la recherche 05 DECEMBRE 1991		Examinateur SAAM C.
<p>CATÉGORIE DES DOCUMENTS CITÉS</p> <p>X : particulièrement pertinent à lui seul Y : particulièrement pertinent en combinaison avec un autre document de la même catégorie A : pertinent à l'encontre d'au moins une revendication ou arrière-plan technologique général O : divulgation non-écrite P : document intercalaire</p> <p>T : théorie ou principe à la base de l'invention E : document de brevet bénéficiant d'une date antérieure à la date de dépôt et qui n'a été publié qu'à cette date de dépôt ou qu'à une date postérieure. D : cité dans la demande L : cité pour d'autres raisons & : membre de la même famille, document correspondant</p>		